ZESZYTY NAUKOWE POLITECHNIKI ŚLĄSKIEJ 1994
Seria: AUTOMATYKA z.115 Nr kol. 1251

Danuta RASZTABIGA
Politechnika Śląska

SYSTEM REGENERACJI WALCÓW NA ELW

Streszczenie: W pracy przedstawiono opis matematyczny systemu regeneracji walców. Jest to system o strukturze szeregowo-równoległej z magazynem centralnym. Do rozwiązania przyjęto metodę programowania wieloetapowego.

THE REGENERATION OF SOME ROLLERS SYSTEM ON THE FLEXIBLE ROLLING-MILL LINE

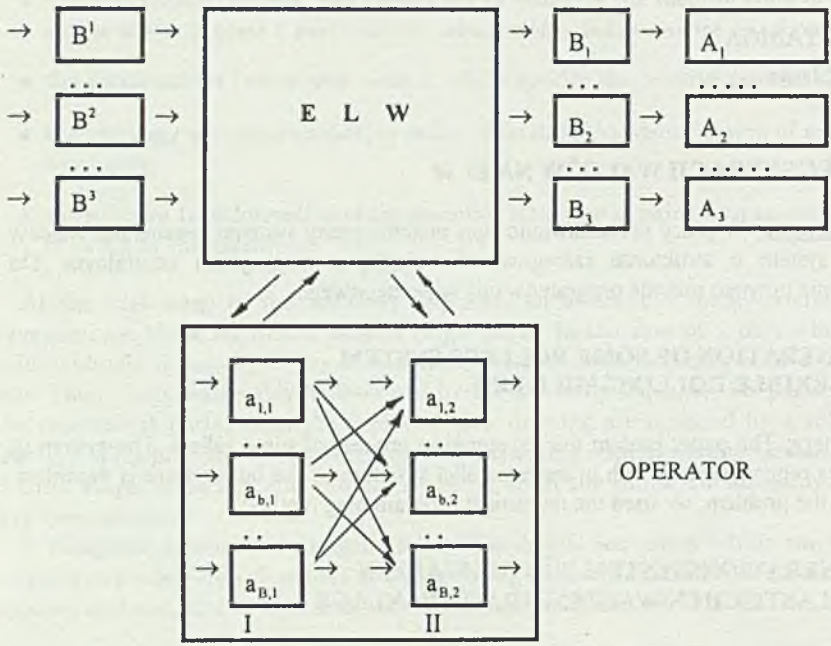
Summary: The paper present the regeneration process of some rollers. The system of the rollers regeneration is with in series/parallel structure of the buffer store is described. To solve the problem, we used the multistage programming method.

DAS REGENERATIONSSYSTEM FÜR DIE WALZEN AUF DER ELASTISCHEN WALZENSTRASSENANLAGE

Zusammenfassung: In der vorliegenden Arbeitung wurde das Regenerationssystem für die Walzen mit der sequentiell/parallel Struktur dargestellt. Zur Lösung des Problems wurde die Methode der Mehretappenprogrammierung angenommen.

1. Wprowadzenie

System sterowania procesem walcowania ciągłego na Elastycznej Linii Walcowniczej (ELW) przedstawiono na rys.1. Na wejściu i wyjściu ELW znajdują się magazyny buforowe. Do ELW są dostarczane w losowych chwilach czasu losowe partie wsadu. Zapasy wsadu w magazynie buforowym uzupełniane są przez stały w czasie strumień masy wsadu. Produkty z ELW są przekazywane porcjami do dalszych agregatów (walcowni finalnych), które powinny pracować w sposób ciągły. Dla zapewnienia ciągłości pracy agregatów zlokalizowano przed nimi magazyny buforowe dla odpowiednich produktów. W każdym magazynie buforowym może znajdować się produkt jednego typu. Brak produktu powoduje określone straty produkcyjne. Równoczesna produkcja różnych asortymentów na ELW powoduje konieczność wymiany narzędzi (złożeń walców) i przestoju ELW. Zużyte złożenia walców w procesie walcowania na ELW zostają oddane do systemu regeneracji walców, skąd po zregenerowaniu są wykorzystywane do dalszej produkcji.



Rys.1. ELW (A_n - n-ty agregat, B_n - n-ty magazyn buforowy,
N - liczba agregatów (magazynów buforowych lub produktów),
B^m - m-ty magazyn wsadu, M - liczba typów wsadu)

Fig.1. FRL (A_n - n-th aggregate, B_n - n-th output buffer store,
N - number of aggregates (stores or produkts),
B^m - m-th buffer input store, M - number of charge types.)

2. Opis procesu regeneracji walców

Cechą charakterystyczną ELW jest konieczność wymiany złożeń walców zużytych w procesie walcowania. Walce należy wymieniać w takich chwilach, by zminimalizować sumaryczny przestój ELW. Zakłada się przy tym, że walec zastępczy (dubler) jest dostępny w momencie wymiany. Innymi słowy, harmonogram walcowania wymusza terminy zakończenia regeneracji odpowiednich złożeń walców.

Podczas walcowania powierzchnia czynna wykrojów zużywa się, w konsekwencji powodując obniżenie jakości asortymentu produktów. Zapobiega się temu stosując korekcję walców roboczych, zmieniając wykrój na taki sam, lecz nie zużyty lub wymieniając całe złożenie walców.

W procesie walcowania biorą na ogół udział dwa złożenia walców każdego typu (podstawowe i dubler). Walec zużyty jest poddawany regeneracji. W czasie pracy walca

podstawowego dubler jest regenerowany. Najwcześniejsze terminy oddawania walców do regeneracji oraz najpóźniejsze terminy zakończenia regeneracji wynikają z harmonogramu procesu walcowania.

Proces regeneracji walców składa się z dwóch faz: napawania zużytej powierzchni oraz toczenia do odpowiednich wymiarów. Do tego celu wykorzystywany jest równoległy układ napawarek połączonych szeregowo z równoległym układem tokarek. Dla każdego typu walca określone są alternatywne marszruty technologiczne przechodzące przez odpowiednią napawarkę i tokarkę. Z uwagi na stopień zużycia i typ walca określone są czasy jego obróbki na każdym agregacie (napawarce i tokarce). Stąd wynika system o strukturze szeregowo-równoległej.

W procesie sterowania ELW wyróżnia się dwa harmonogramy: nadrzędny dla sterowania ELW i podrzędny dla procesu regeneracji walców.

Harmonogram dla ELW określa sekwencję produkowanych asortymentów oraz sekwencje przezbrojeń walców.

Jesli walec pracuje na ELW, to w tym czasie dubler jest regenerowany. Dubler musi być zregenerowany do chwili zużycia walca pracującego na ELW, aby nie było przestojów ELW związanych z oczekiwaniem na regenerowany walec.

W celu spełnienia wymagań narzuconych harmonogramem walcowania, należy wyznaczyć harmonogram regeneracji. Harmonogram regeneracji powinien określać dla każdego walca przedział czasu, w którym walec jest obrabiany na wyznaczonej napawarce i tokarce. Zakłada się przy tym, że harmonogram walcowania powinien być zmieniony (brak odpowiedniego walca do wymiany, wynikający z opóźnień w procesie regeneracji). W praktyce, poszukując dopuszczalnego harmonogramu procesu regeneracji walców, staramy się uzyskać pewien luz czasowy dla każdego zregenerowanego walca (tzn. zakończyć regenerację przed terminem). Dla tak sformułowanego zadania można określić minimaksowe kryterium optymalnego harmonogramowania regeneracji walców, opracować model matematyczny i algorytm harmonogramowania [2].

W przypadku przestoju wynikającego z oczekiwania ELW na regenerowany walec cały harmonogram opóźnia się. Zatem rozwiązanie problemu sprowadza się do wyznaczenia harmonogramu regeneracji walców w taki sposób, aby opóźnienie harmonogramu ELW było jak najmniejsze.

Przestój ELW w celu wymiany zużytych walców wiąże się z określonymi stratami produkcyjnymi, toteż na rzeczywistej ELW są prowadzone wymiany walców na:

- nowe złożenie walców po regeneracji, o tych samych wykrojach co zużyte;
- dubler z nowym zregenerowanym j-tym wykrojem;
- złożenie walców o różnych tolerancjach zużycia wykrojów w złożeniu walców;
- dubler o różnych tolerancjach zużycia wykrojów w złożeniu walców;

- złożenie walców z nowym zregenerowanym j-tym wykrojem i różnymi pozostałymi wykrojami w złożeniu walców;
- dubler z nowym zregenerowanym j-tym wykrojem i różnymi pozostałymi wykrojami w złożeniu walców.

W pracy przedstawiono opis matematyczny systemu regeneracji walców na ELW o strukturze szeregowo - równoległej z magazynem centralnym. Do rozwiązania wykorzystano metodę programowania wieloetapowego.

3. Model matematyczny systemu regeneracji walców

System regeneracji walców jest systemem o strukturze szeregowo - równoległej, złożonym z dwóch podsystemow połączonych szeregowo, z których każdy stanowi układ równolegle pracujących aregatów (napawarek i tokarek).

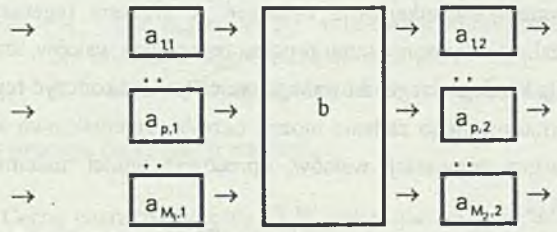
Rozwiązanie problemu sprowadza się do analizy przypadków: system z magazynem centralnym i system z magazynami lokalnymi (rys. 2 a,b).

3.1. Podstawowe definicje i założenia

Def.1. Zbiór wszystkich agregatów zapiszemy w postaci:

$$A = [a_{pr}] \qquad p=1,...M_r \quad r=1,2 \tag{1}$$

gdzie: a_{pr} - p-ty agregat r-tego systemu, M_r - liczba agregatów r-tego systemu.



Rys. 2 a.System z magazynem centralnym
Fig. 2 a.The System with the central buffer store

Def.2. Dany jest zbiór obiektów:

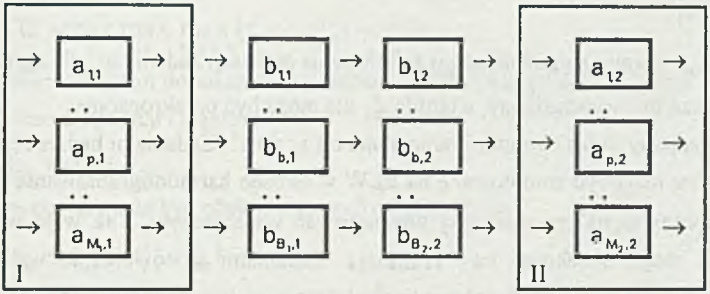
$$\Omega = \{\omega_n\} \tag{2}$$

gdzie: ω_n - n-ty obiekt, N - liczba obiektów.

Obiektem w omawianym problemie jest regenerowany walec.

Załóżmy, że dane są alternatywne marszruty technologiczne obiektów poprzez agregaty. Każdy obiekt (walec) poddawany jest operacjom kolejno na jednym agregacie I

podsystemu (napawarce), a następnie przechodzi przez jeden agregat II podsystemu (tokarkę).



Rys. 2.b System z magazynami lokalnymi
Fig. 2.b. The System with some local buffer stores

Def.3. Możliwość realizacji zadania w n-tym agregacie zapiszemy:

$$U_r = \left[u^r_{p,n}\right] \tag{3}$$

gdzie:

$$u^r_{p,n} = \begin{cases} 1, & \text{jeśli } \omega_n \text{ może być realizowane na agregacie } a_{p,r} \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases} \tag{3a}$$

Def.4. Dana jest macierz czasów realizacji zadań w podsystemie dla każdego obiektu:

$$\tau^r = \left[\tau^r_{p,n}\right] \tag{4}$$

Def.5. Dana jest macierz czasów operacji w obiekcie:

$$\chi^r = \left[\chi^r_p\right] \tag{5}$$

Załóżmy, że dane są czasy realizacji zadań na poszczególnych agregatach:

$$\Theta = \left[\vartheta^r_{p,n}\right] \tag{6}$$

gdzie: $\vartheta^r_{p,n}$ - czas realizacji zadań ω_n na agregacie $a_{p,r}$.

Załóżmy, że dane są terminy dostępności agregatów dla warunku początkowego:

$$\Phi_r = \left[\varphi^r_{p,n}\right] \tag{7}$$

gdzie: $\varphi^r_{p,n}$ - termin dostępności obiektu dla agregatu $a_{p,r}$.

Założymy, że dane są wektorem terminy dostępności zadań:

$$T = \left[t_n\right] \tag{8}$$

gdzie: t_n - termin dostępności zadania ω_n.

Def.6. Znane są terminy najpóźniejszego zakończenia realizacji zadań:

$$\Xi = \left[\xi_n\right] \tag{9}$$

gdzie: ξ_n - termin najpóźniejszego zakończenia realizacji zadania ω_n.

Def.7. Znane są terminy zakończenia obsługi zadań w systemach i agregatach:

$$\Psi_r = \left[\psi^r_{p,n}\right] \tag{10}$$

gdzie: $\psi^r_{p,n}$ - termin najpóźniejszego zakończenia realizacji zadania ω_n dla agregatu $a_{p,r}$.

Termin t_n nie może być wyprzedzony, a termin ξ_n nie może być przekroczony.

Przeanalizujemy okres harmonogramowania od t_0 do t^0. Zadaniami będzie regeneracja tych walców, które mają być zmontowane na ELW w okresie harmonogramowania (t_0 - t^0). Aby walec zamontować, należy wcześniej wymontować walec zużyty. Tak więc w chwili t niektóre zadania mogą oczekiwać na realizację. Zadaniami są również te walce, które powinny być wymontowane przed upływem t^0, lecz mogą być zamontowane po t^0 i nie stanowią zadań dla rozpatrywanego procesu regeneracji.

Podstawowe znaczenie ma relacja, w której zadanie ω_n musi poprzedzać wszystkie zadania ω_n, spełniające warunek:

$$\xi_n < t_n \tag{11}$$

Wynika to z faktu, że zgodnie z podstawowym harmonogramem ELW najpierw należy zamontować walec ω_v, następnie walcować do chwili t_n, w której trzeba wymontować walec ω_n. Stąd zadania ω_n nie są dostępne do zrealizowania zadania ω_v.

Def.8. Analizując terminy t_n oraz ξ_n w podstawowym harmonogramie ELW, można określić macierz poprzedników i następników w r-tym systemie:

$$\Gamma = \left[\gamma^r_{v,n}\right] \qquad r=1,2 \tag{12}$$

$$\text{gdzie:} \quad \gamma^r_{v,n} = \begin{cases} 1, & \text{jeśli } \omega_v \text{ jest poprzednikiem } \omega_n \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases} \tag{13}$$

W trakcie realizacji zadań (regeneracja walców) agregaty są obsługiwane przez operatorów.

Oznaczmy przez τ_n chwilę zakończenia realizacji zadania ω_n.

Kryterium optymalnego harmonogramowania zadań zapiszemy w postaci:

$$Q = \min_{1 \le n \le N} \left(\xi_n - \tau_n\right) \to \max \tag{14}$$

Przy powyższych założeniach problem harmonogramowania może nie mieć rozwiązania (z uwagi na graniczne ξ_n). Jeżeli istnieje rozwiązanie problemu, to kryterium (14) pozwala wyznaczyć harmonogram maksymalizujący minimalne wyprzedzenie realizacji zadań.

Harmonogram regeneracji walców ma postać:

$$H = \left\langle <>, \ \ldots, \ < \mu_m, t^1_{p,n}, m_n, t^2_{p,n} > \right\rangle \tag{15}$$

gdzie: μ_m, m_n - numery agregatów,

$t^1_{p,n}$, $t^2_{p,n}$ - chwile zakończenia zadań na agregatach 1 i 2 systemu.

Kryterium harmonogramowania zadań ma postać:

$$Q = \max_{r} \max_{p} \max_{1 \le n \le N} \left(t^r_{p,n} - \psi^r_{p,n}\right) \to \min \tag{16}$$

Harmonogram dopuszczalny powinien spełniać następujace warunki:

- ograniczenia operacji i ciągłość:

$$t^r_{p,n} = \varphi^r_{p,n} + \vartheta^r_{p,n} \tag{16a}$$

- w danej chwili może być obsługiwany tylko jeden obiekt:

$$\left(t^r_{p,i} \le t^r_{p,j}\right) \wedge \left(t^r_{p,j} \le t^r_{p,i}\right) \tag{16b}$$

- obiekt jest dostępny nie później niż czas dostępności agregatu w systemie:

$$\psi^r_{p,n} < \varphi^r_{p,n} \tag{16c}$$

- relacja kolejności:

$$\left(\gamma^r_{v,n} = 1\right) \Rightarrow \left(t^r_{p,n} \le \varphi^r_{p,n}\right) \tag{16d}$$

3.2. Stan procesu decyzyjnego i wartość stanu

Oznaczmy przez η (η=1,...,2N) numer etapu decyzyjnego oraz przez λ (λ=1,...,L_η) numer stanu w ramach etapu η (L_η jest liczbą stanów w η-tym etapie).

Definicja 9.: Stan procesu decyzyjnego jest macierzą:

$$X^{\eta,\lambda} = \left[x^{\eta,\lambda}_{n,s}\right] \qquad n=1,...,N \qquad s=1,...,4 \tag{17}$$

Elementy macierzy (17) określamy następująco:

$$x^{\eta,\lambda}_{n,1} = \begin{cases} \mu, & \text{jeśli zadanie } \omega_n \text{ zostało przydzielone do } a_{p,1} \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases} \tag{17a}$$

$$x^{\eta,\lambda}_{n,2} = \begin{cases} t_{\mu,n}, & \text{jeśli } x^{\lambda,\eta}_{n,1} = \mu \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases} \tag{17b}$$

$$x^{\eta,\lambda}_{n,3} = \begin{cases} p, & \text{jeśli zadanie } \omega_n \text{ zostało przydzielone do } a_{p,2} \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases} \tag{17c}$$

$$x^{\eta,\lambda}_{n,4} = \begin{cases} t_{b,n}, & \text{jeśli } x^{\lambda,\eta}_{n,3} = p, \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases} \tag{17d}$$

gdzie: $t_{\mu,n}$ - moment zakończenia realizacji zadania ω_n na agregacie $a_{\mu,1}$,

$t_{p,n}$ - moment zakończenia realizacji zadania ω_n na agregacie $a_{\mu,2}$,

Zatem stan początkowy $X^{0,1}$ jest macierzą zerową, a stany końcowe $X^{2N,\lambda}$ mają wszystkie elementy dodatnie. Z każdego stanu $X^{\eta,\lambda}$ można wyznaczyć harmonogram realizacji zadań przydzielonych do stanu.

Z każdym stanem $X^{\eta,\lambda}$ jest związana jego wartość, którą oznaczymy przez $V^{\eta,\lambda}$ Wartość stanu interpretuje przyjęte kryterium (14, 16).

Definicja 10.: Wartość stanu jest liczbą wyznaczoną następująco:

$$V^{\eta,\lambda} = \max_{n \in \alpha^{\eta,\lambda}} \left(\xi_n - x_{n,4}^{\eta,\lambda}\right) \tag{18}$$

przy tym: $$\forall_n \left(x_{n,4}^{\eta,\lambda} > 0\right) \Rightarrow \left(n \in \alpha^{\eta,\lambda}\right) \tag{19}$$

Dla stanu $X^{1,0}$ przyjmiemy wartość zerową. Wartość każdego stanu końcowego $X^{2N,\lambda}$ określa najmniejsze wyprzedzenie czasowe (dla jednego z zadań). Zgodnie z kryterium (14, 16) optymalny stan końcowy wyznaczamy z warunku:

$$\left(\max_{1 \le \lambda \le L_{N,2}} V^{2N,\lambda} = V^{2N,\lambda^0}\right) \Rightarrow \left(X^{2N,\lambda^0} = X^0\right) \tag{20}$$

gdzie: X^0 - stan optymalny.

Ze stanu optymalnego odczytujemy wprost optymalny harmonogram realizacji zadań.

3.3. Generowanie stanów

Procedura generowania stanów polega na uzupełnieniu stanu $X^{\eta-1,l}$ o zadania ω_n tak, by otrzymać dopuszczalny stan $X^{\eta,\lambda}$. Należy zwrócić uwagę na fakt, że przydzielając zadania ω_n na $a_{\mu,1}$, wszystkie zadania ω_n, dla których $\gamma_{\nu,n}=1$, muszą być zrealizowane w drugim podsystemie. Ponadto przydzielając zadanie ω_n na $a_{\mu,2}$ nie sprawdzamy ograniczeń kolejnościowych, ponieważ poprzedniki ω_n musiały być wykonane, skoro ω_n zrealizowano w pierwszym podsystemie.

W generowaniu stanów wprowadzamy porządek chronologiczny, tj. rejestrujemy chwile, w których zachodzą zdarzenia w buforze (dopływ i odpływ obiektów z bufora).

Niech $C^{\eta-1,\lambda}$ oznacza chwilę zajścia ostatniego zdarzenia w buforze.

Wówczas: $$X^{\eta-1,l} = C^{\eta-1,\lambda} \tag{21}$$

$$C^{\eta,\lambda} = t_{\mu,n}^1 \tag{22}$$

$$C^{\eta,\lambda} = t_{\mu,n}^2 - \vartheta_{m,\nu}^2 \tag{23}$$

Z parametru $C^{\eta,\lambda}$ nie wynika informacja o dopływie lub odpływie obiektów z bufora. Dla takiej informacji muszą zachodzić przypadki:

- jeżeli obiekt jest dostarczany do bufora po wykonaniu operacji w pierwszym podsystemie, wówczas $C^{\eta-1,\lambda} > 0$,

- jeżeli obiekt jest usunięty z bufora do wykonania operacji w drugim podsystemie, wówczas $C^{\eta-1,\lambda} < 0$.

Stan początkowy: $C^{0,1} = 0$ oraz $|C^{0,1}| \geq |C^{1,\lambda}|$

gdzie: e > f oznacza, iż na późniejszych etapach chwile muszą być późniejsze.

Oznaczmy przez $F_r^{l,\eta-1}$ czas dostępności r-tego podsystemu w stanie $X^{\eta-1,l}$.

$$F_r^{l,\eta-1} = \min_{1 \leq p \leq M_r} t_{r,p}^{l,\eta-1} \tag{24}$$

$$\textit{gdzie:} \quad t_{r,p}^{l,\eta-1} = \begin{cases} r_{r,p} = |\alpha_p^{l,\eta-1}| = 0, \\ \max\limits_{i \in \alpha_m^{l,\eta-1}} x_i^{l,\eta-1}, & \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases} \tag{24a}$$

oraz $\forall_n \quad (x_{i,2r-1}^{l,\eta-1} = m) \Rightarrow (i \in \alpha_p^{l,\eta-1})$ (24b)

Dla systemu regeneracji walców z magazynem centralnym otrzymujemy:

$$t_{p,n}^1 = x_{n,2}^{2N,l} \qquad \varphi_{p,n}^1 = t_{p,n}^1 - \vartheta_{p,n}^1 \qquad m_n = x_{n,3}^{2N,l} \tag{25a}$$

$$t_{p,n}^2 = x_{n,4}^{2N,l} \qquad \varphi_{p,n}^2 = t_{p,n}^2 - \vartheta_{p,n}^2 \tag{25e}$$

$$V^{\eta,\lambda} = \max\left(x_{n,j}^{\eta,l} - \psi_{p,n}^r\right)\Big|_{j=2,4;} \quad r=1,2; \quad m = \begin{cases} x_{n,1}^{\eta,l}, & r=1 \\ x_{n,3}^{\eta,l}, & r=2 \end{cases} \tag{26}$$

lub rekurencyjnie: $V^{\eta,l} = \begin{cases} V^{\eta-1,\lambda}, & \text{jeśli } t_{p,n}^r - \psi_{p,n}^r \\ t_{p,n}^r - \psi_{p,n}^r, & \text{w przypadku przeciwnym} \end{cases}$ (26a)

$$V^{2N,l} = \max_{1 \leq n \leq N}\left(x_{n,2}^{2N,l} - \psi_{p,n}^1; x_{n,4}^{2N,l} - \psi_{p,n}^2\right) \tag{26b}$$

W systemie tym można wyróżnić 2 procedury generowania stanów:

Procedura I (wprowadzania obiektów do systemu):

$$\sum_{i=1}^{i=N} x_{i,1}^{l,\eta-1} = 0 \tag{27}$$

Jeżeli bufor jest zapełniony, należy pewien obiekt usunąć, aby można było wprowadzić kolejny obiekt. Do bufora można dostarczyć obiekt pod warunkiem, że chwila jego dostarczenia nie jest wcześniejszą od chwili wyprowadzenia z bufora. Obiekt może mieć przestój wymuszony w czasie, jeśli w buforze jest bardzo dużo obiektów. Wówczas oczekuje przed systemem. Dla zachowania porządku chronologicznego obiekt nie może oczekiwać.

A. Warunek zaistnienia wymuszonego postoju: $b^{\eta-1,\lambda}(t) < b-1$

Oznaczmy przez (b-1) liczbę obiektów w buforze w chwili t.

Jeżeli poprzednie zdarzenie polegało na usunieciu obiektu z bufora, to dla zachowania porządku chronologicznego należy:

- nie generować stanów nieperspektywicznych,
- generować stany, które mogą być optymalne,
- generować wszystkie możliwe stany.

Stąd procedura generowania stanów ma postać:

$$\forall_{n} \ \forall_{\mu} \ \forall_{\nu} \ \left(x_{n,1}^{\eta-1,\lambda}=0\right)\wedge\left(\mu_{p,n}^{1}=1\right)\wedge\left(b^{\eta-1,\lambda}(t)<b-1\right)\wedge\left(t\geq\left|c^{\eta-1,\lambda}\right|\right)\wedge$$

$$\wedge\left[\left(\gamma_{1n}^{1}=1\right)\Rightarrow\left(x_{\nu,1}^{\eta-1,\lambda}>0\right)\right]\Rightarrow\left(X^{\eta,\lambda}=X^{\eta-1,\lambda}+\Delta X\right) \tag{28}$$

Elementy macierzy ΔX mają postać:

$$\Delta x_{i,1}=\begin{cases}\mu, & \text{jeśli } i=n,\\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym}\end{cases} \tag{29a}$$

$$\Delta x_{i,2}=\begin{cases}t_{\mu,n}^{1}, & \text{jeśli } i=n,\\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym}\end{cases} \tag{29b}$$

$$\Delta x_{i,3}=\Delta x_{i,4}=0 \tag{29c}$$

Obiekt może oczekiwać ze względów technologicznych, lecz nie może oczekiwać ze względu na porządek chronologiczny.

$$t_{p,n}^{1}=\vartheta_{p,n}^{1}+\max\left(\varphi_{p,n}^{1};T_{p,n}^{\eta-1,\lambda}+\tau_{k,n}^{1,\mu};T_{p,\gamma_n}^{\eta-1,\lambda}\right) \tag{30}$$

gdzie: $T_{1\gamma_n}^{\eta-1,\lambda}$ jest chwilą zakończenia wszystkich dopuszczalnych poprzedników:

$$T_{p,\gamma_n}^{\eta-1,\lambda}=\max_{\omega_1\in\alpha_{1\mu}^{\eta-1}} x_{i,2}^{\eta-1,\lambda} \tag{31}$$

$$\forall_{i} \ \left(x_{i,2}^{\eta-1,\lambda}=\mu\right)\Rightarrow\left(\omega_1\in\alpha_{1,\mu}^{\eta-1,\lambda}\right) \tag{32}$$

$$T_{1\gamma_n}^{\eta-1,\lambda}=\max_{\omega_1\in\Gamma_n^1} x_{i,2}^{\eta-1,\lambda} \tag{33}$$

$$\forall_{i} \ \left(\gamma_{1n}=1\right)\Rightarrow\left(\omega_1\in\Gamma_n^1\right) \tag{34}$$

$$k=\begin{cases}\chi_p^1, & T_{p,n}^{\eta-1,\lambda}=0\\ j, & \left(T_{p,n}^{\eta-1,\lambda}=x_{i,2}^{\eta-1,\lambda}\right)\wedge\left(x_{i,1}^{\eta-1,\lambda}=\mu\right)\end{cases} \tag{35}$$

B. Istnieje blokada w buforze

Zakładamy, że w chwili zarejestrowania zdarzenia $b^{\eta-1,\lambda}(t) = b-1$

Procedura generowania stanów ma postać:

$$\forall_{n}\ \forall_{\mu}\ \forall_{\nu}\ \left(x_{n,1}^{\eta-1,\lambda}=0\right)\wedge\left(\mu_{p,n}^{1}=1\right)\wedge\left(b^{\eta-1,\lambda}\left(\left|c^{\eta-1,\lambda}\right|\right)=b-1\right)\wedge\left(c^{\eta-1,\lambda}<0\right)\wedge$$

$$\wedge\left[\left(\gamma_{\mu,n}^{1}=1\right)\Rightarrow\left(x_{\nu,1}^{\eta-1,\lambda}>0\right)\right]\Rightarrow\left(X^{\eta,\lambda}=X^{\eta-1,\lambda}+\Delta X\right) \tag{36}$$

Elementy macierzy Δx mają postać:

$$\Delta x_{i,1}=\begin{cases}\mu, & \text{jeśli } i=n,\\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym}\end{cases}$$

(36a)

$$\Delta x_{i,2}=\begin{cases}t_{\mu,n}^{1}, & \text{jeśli } i=n,\\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym}\end{cases} \tag{36b}$$

$$\Delta x_{i,3}=\Delta x_{i,4}=0 \tag{36c}$$

Jeśli $t_{\mu,n}^{1}<c^{\eta-1,\lambda}$ obiekt nie może wejść do bufora, może wejść w chwili $C^{\eta-1,\lambda}$.

Procedura II (wyprowadzanie obiektu):

$$\forall_{1\le i\le N}\left(x_{i,1}^{1,\eta-1}>0\right) \tag{37}$$

$$\left|C^{\eta-1,\lambda}\right|\le\varphi_{p,n}^{2} \tag{38}$$

Procedura generowania stanów ma postać:

$$\forall_{n}\ \forall_{b}\ \forall_{\nu}.\ \left(x_{n,1}^{\eta-1,\lambda}>0\right)\wedge\left(x_{n,3}^{\eta-1,\lambda}=0\right)\wedge\left(m_{b,n}^{1}=1\right)\wedge\left(\left|c^{\eta-1,\lambda}\right|\le t_{m,n}^{2}-\vartheta_{m,n}^{2}\right)\wedge$$

$$\wedge\left[\left(\gamma_{\nu,n}^{2}=1\right)\Rightarrow\left(x_{n,1}^{\eta-1,\lambda}>0\right)\right]\Rightarrow\left(X^{\eta,\lambda}=X^{\eta-1,\lambda}+\Delta X\right) \tag{39}$$

Elementy macierzy ΔX mają postać:

$$\Delta x_{i,1}=\Delta x_{i,2}=0 \tag{39a}$$

$$\Delta x_{i,3}=\begin{cases}m, & \text{jeśli zadanie } \omega_n \text{ realizowane na agregacie } a_{b,2}\\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym}\end{cases} \tag{39b}$$

$$\Delta x_{i,4}=\begin{cases}t_{p,n}^{2}, & \text{jeśli } \Delta x_{i,3}=m,\\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym}\end{cases} \tag{39c}$$

Chwila zakończenia obsługi:

$$t_{p,n}^{2}=\vartheta_{p,n}^{2}+\max\left(\psi_{p,n}^{2};T_{2,p}^{\eta-1,\lambda}+\tau_{k,n}^{2,\mu};x_{n,2}^{\eta-1,\lambda};T_{2,\gamma_n}^{\eta-1,\lambda}\right) \tag{40}$$

$$T_{2,b}^{\eta-1,\lambda} = \max_{\omega_i \in \alpha_{2b}^{\eta-1,\lambda}} x_{i,4}^{\eta-1,\lambda} \tag{40a}$$

$$\forall_i \quad \left(x_{i,2}^{\eta-1,\lambda} = p\right) \Rightarrow \left(\omega_i \in \alpha_{2,\mu}^{\eta-1,\lambda}\right) \tag{40b}$$

$$T_{2,\gamma_n}^{\eta-1,\lambda} = \max_{\omega_i \in \Gamma_n^2} x_{i,4}^{\eta-1,\lambda} \tag{40c}$$

$$\forall_n \quad \left(\gamma_{i,n}^2 = 1\right) \Rightarrow \left(\omega_i \in \Gamma_n^2\right) \tag{40d}$$

$$k = \begin{cases} \chi_p^2, & T_{2,p}^{\eta-1,\lambda} = 0 \\ j, & \left(T_{2,p}^{\eta-1,\lambda} = x_{j,4}^{\eta-1,\lambda} > 0\right) \wedge \left(x_{j,3}^{\eta-1,\lambda} = p\right) \end{cases} \tag{40e}$$

$$C^{\eta,\lambda} = \begin{cases} +t_{\mu,n}^1, & \text{jeśli zadanie } \omega_n \text{ na agregacie } a_{p,1} \\ -t_{\mu,n}^1 & \text{jeśli zadanie } \omega_n \text{ na agregacie } a_{p,2} \end{cases} \tag{41}$$

$$b^{\eta,\lambda} = \begin{cases} b^{\eta-1,\lambda} + 1, & \text{jeśli } c^{\eta,\lambda} > 0, \\ b^{\eta-1,\lambda} - 1 & \text{jeśli } c^{\eta,\lambda} < 0 \end{cases} \tag{42}$$

3.4. Eliminacja stanów

Celem eliminacji stanów jest pominięcie stanów, które nie prowadzą do rozwiązania dopuszczalnego zgodnie z przyjętymi ograniczeniami. Wyeliminowanie stanu prowadzi do zmniejszenia zajętości pamięci komputera.

Jeżeli czas potrzebny na wykonanie procedur eliminacji jest mniejszy od czasu potrzebnego na generację stanów, które mogą być wyeliminowane, to procedura eliminacji przyspiesza realizację algorytmu.

Dla eliminacji stanów nieperspektywicznych określimy macierze:

$$B_r^{\lambda,\eta} = \left[b_{r,\lambda p}^{\lambda,\eta}\right] \tag{43}$$

gdzie: $b_{r,\lambda p}^{\lambda,\eta}$ - zbiór numerów zadań nie wykonanych w podsystemie w stanie $X^{\lambda,\eta}$ wyznaczonych następująco:

$$b_{1,i,\mu}^{\lambda,\eta} = \begin{cases} 1, & \text{jeśli } \left(u_{1,\mu,n} = 1\right) \wedge \left(\xi_n \le F_{1,\mu}^{\lambda,\eta}\right) \wedge \left(t_{1,i}^* \le \xi_i\right) \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym.} \end{cases} \tag{44}$$

termin $t_{1,i}^*$ wyznacza wzór:

$$t_{1i}^* = \min\left(F_{2p}^{\lambda,\eta} + \vartheta_{p,n}^2\right) \tag{44a}$$

oraz $\underset{m}{\forall} \quad \left(u_{p,j}^2 = 1\right) \wedge \left(F_{1,\mu}^{\lambda,\eta} + \vartheta_{1,\mu,1} \le F_{2,p}^{\lambda,\eta}\right)$ (44b)

$$b_{2,p,1}^{\lambda,\eta} = \begin{cases} 1, & \text{jeśli } \left(u_{p,j}^2 = 1\right) \wedge \left(x_{2,j}^{\lambda,\eta} \le F_{2,p}^{\lambda,\eta}\right) \wedge \left(t_{2,j}^{*} \le \xi_i\right) \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym.} \end{cases} \tag{44a}$$

$$b_{2,p,1}^{\lambda,\eta} = \begin{cases} 1, & \text{jeśli } \left(u_{p,j}^2 = 1\right) \wedge \left(x_{2,j}^{\lambda,\eta} \le F_{2,p}^{\lambda,\eta}\right) \wedge \left(t_{2,j}^{*} \le \xi_i\right) \\ 0, & \text{w przypadku przeciwnym.} \end{cases} \tag{44b}$$

gdzie: $t_{2,i}^{*} = t_i^{*}$ (44c)

Wiersze macierzy $B_r^{\lambda,\eta}$ odpowiadają niezrealizowanym zadaniom, kolumny - agregatom podsystemów. Jeżeli w macierzy $B_1^{\lambda,\eta}$ istnieje wiersz złożony z samych zer, oznacza to, iż nie da się zrealizować zadania o numerze tego wiersza. Wystarczy wówczas poprzestać na sprawdzeniu macierzy $B_1^{\lambda,\eta}$. Jeżeli w wierszach macierzy $B_1^{\lambda,\eta}$ istnieją elementy niezerowe, wówczas sprawdzamy macierz $B_2^{\lambda,\eta}$. Stan "nie wypada", jeśli we wszystkich wierszach macierzy $B_1^{\lambda,\eta}$ i $B_2^{\lambda,\eta}$ istnieje co najmniej jedna jedynka.

Do eliminacji stanów nieperspektywicznych w systemie regeneracji walców z magazynem centralnym stosujemy regułę sondowania i regułę dominacji. Reguła wyczerpywania stanów dla tego systemu nie istnieje.

Reguła dominacji:

Jeżeli przy spełnionych warunkach:

$$\left(x_{n,1}^{\eta,\lambda_1} = 0\right) \Rightarrow \left(\omega_n \in \Omega_1^{\eta,\lambda}\right) \tag{45}$$

$$\left[\left(x_{n,1}^{\eta,1} > 0\right) \wedge \left(x_{n,3}^{\eta,1} = 0\right)\right] \Rightarrow \left(\omega_n \in \Omega_2^{\eta,\lambda}\right) \tag{46}$$

zachodzi relacja:

$$\underset{n}{\forall} \quad \underset{i}{\forall} \quad \left[\left(\omega_n \in \Omega_1^{\eta,\lambda_1}\right) \Rightarrow \left(\omega_n \in \Omega_1^{\eta,\lambda_2}\right)\right] \wedge \left[\left(\omega_i \in \Omega_2^{\eta,\lambda_1}\right) \Rightarrow \left(\omega_i \in \Omega_2^{\eta,\lambda_2}\right)\right] \wedge$$

$$\wedge \quad \left(\varphi_{p,n}^{\eta,\lambda_1} \le \varphi_{p,n}^{\eta,\lambda_2}\right) \wedge \left(\varphi_{p,j}^{\eta,\lambda_1} \le \varphi_{p,j}^{\eta,\lambda_2}\right) \wedge \left(V^{\eta,\lambda_1} \le V^{\eta,\lambda_2}\right) \tag{47}$$

to z dwóch stanów: X^{η,λ_1} i X^{η,λ_2}, stan X^{η,λ_1} dominuje nad stanem X^{η,λ_2}

4. Wnioski końcowe

Proces regeneracji walców został rozwiązany metodą programowania wieloetapowego, będącą szczególnym przypadkiem metody podziału i ograniczeń bez procedury powrotu.

Problem ten przeanalizowano przy pewnych założeniach (np. dotyczących przestojów agregatów, buforów przed podsystemami itp).

Perspektywy dalszych prac wiążą się z wyeliminowaniem tych ograniczeń, co w konsekwencji wymaga zmiany algorytmu i przyjętego kryterium maksymalizującego minimalne wyprzedzanie realizacji zadań. Ponieważ terminy z harmonogramu ELW są ustalone w oparciu o statystyczną ocenę nominalnych tolerancji zużycia walców, przyjęto kryterium maksymalizacji ważonego wyprzedzenia zadań po regeneracji.

Przedstawiony problem harmonogramowania procesu regeneracji walców wymaga dalszych prac w zakresie testów komputerowych.

LITERATURA

[1] Rasztabiga D., Marecki F.: Modelling of a rolling - mill line. International Conference on COMPUTER INTEGRATED MANUFACTURING. ZN Pol. Śl., Mechanika z. 108, Gliwice 1992, s. 323-334.

[2] Marecki F.: Zielińska - Król E.: Model matematyczny i algorytm harmonogramowania regeneracji walców. ZN Pol. Śl.,Automatyka z.64, Gliwice 1982, s. 95-107.

[3] Rasztabiga D.: Sterowanie operatywne procesem walcowania. ZN Pol. Śl.,Automatyka z. 110, Gliwice 1992, s. 109-124.

Recenzent:
Prof. dr hab. inż. Konrad Wala

Wpłynęło do Redakcji do 30.04.1994r.

Abstract

The feature of the Flexible Rolling Line (FRL) is sequential manufacturing the products of various range of goods on the same line. A proper tools is needed for each assortment and particular line unit. The production of different range of goods is related to the necessity of tool replacement (assemblies of the passes). It is assumed that the tools are multifunctional, i.e. they can be used for manufacturing various assortments. The tool replacement causes FRL shut-downs, which decreases its effectiveness. To accomplish such a manufacturing process, replacements of tools and working programmes of the FRL are necessary. The problem of the control is that sequence and quantity of produced goods and procedure of tool renewal are determined - for maximization of the line effectiveness.

The FRL system is assumed to be fed with random lots of charge at random moments of time (fig.1). Various assortments are conveyed from FRL to the buffer stores having limited capacity, from which material is taken out at random moments and random lots. Buffer stores are placed at the entry and exit of the FRL. In the buffer store, the

charge reserves are restocked by a charge mass flow at a constant time. The FRL products are conveyed by portions to the further units. These units should be operated continuously. Buffer stores for proper products are provided before them to ensure that the units are operated continuously. The product of one type can be located in each buffer store. The absence of product causes specified production losses. Concurrent production of different assortments on the FRL necessitates tool replacement and the line down-time.

The paper present the regeneration process of some rollers. The system of the rollers regeneration is with in series/parallel structure of the buffer store is described. To solve the problem, we used the multistage programming method.